

⑫ 公開特許公報(A)

平2-36446

⑤ Int. Cl.³

G 06 F 12/12
12/08

識別記号

3 2 0

庁内整理番号

A 7010-5B
7010-5B

⑬ 公開 平成2年(1990)2月6日

審査請求 未請求 請求項の数 1 (全8頁)

⑭ 発明の名称 ディスク・キャッシュ装置

⑮ 特 願 昭63-185957

⑯ 出 願 昭63(1988)7月26日

⑰ 発 明 者 八 尾 徹 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内

⑱ 出 願 人 松下電器産業株式会社 大阪府門真市大字門真1006番地

⑲ 代 理 人 弁理士 栗野 重孝 外1名

明 細 書

1. 発明の名称

ディスク・キャッシュ装置

2. 特許請求の範囲

全体が複数のセットに区分され、前記セットをそれぞれ複数のブロックに区分されたキャッシュメモリと、論理的に、前記セット数と同数の論理ボリュームに分割されたディスク装置を1台または複数台供え、前記論理ボリュームのそれぞれに対して単位時間あたりアクセスを要求された回数を検出するアクセス頻度検出手段と、前記キャッシュメモリの各セットを一对一に前記ディスク装置の各論理ボリュームに割り付け、アクセスするためのセットアドレスを生成し、また前記セットと前記ボリュームとの対応情報を有し、前記アクセス頻度検出手段の検出結果より前記各論理ボリュームへのアクセスに極端な偏りが見受けられた場合、アクセス頻度の最も低い論理ボリュームに対するキャッシュメモリのセットの割り付けを停止し、該セットをアクセス頻度の最も高い論理

ボリュームに割り付け、該論理ボリュームに対応するキャッシュメモリを増やすことができ、また前記各論理ボリュームに対して極端な偏りがなくアクセスが行われていることが前記アクセス頻度検出手段によって検出された場合、再び前記キャッシュメモリのセットと前記論理ボリュームを一对一に割り付けることを可能にしたセットアドレス生成手段と、このセットアドレス生成手段で生成されたセットアドレスで指定される前記キャッシュメモリの記憶位置にアクセス要求のあったデータブロックを格納させるように制御する手段とを含むことを特徴とするディスク・キャッシュ装置。

3. 発明の詳細な説明

産業上の利用分野

本発明は電子計算機システムにおいて用いられるディスク・キャッシュ装置に関し、特にマッピングでセット・アソシアティブ方式を採用するディスク・キャッシュ装置に関する。

従来の技術

ディスク装置に対する処理時間を短縮するために、主記憶装置とディスク装置との間に高速で小容量のキャッシュメモリを設けて参照頻度の高いディスクデータをキャッシュメモリに格納し、平均的なディスクアクセス時間を短縮しようとするディスクキャッシュ装置において、その性能を高める上で必要なのが、アクセスされるデータがキャッシュメモリ上に見出される確率（キャッシュヒット率）を高めることと、そのデータがキャッシュメモリ上に存在するか否かを判定する時間を短縮することであり、ディスク装置のデータの一部をキャッシュメモリにうまく対応づける（マッピング）方法が重要になる。従来、知られているマッピングの方法には、フル・アソシアティブ方式とセット・アソシアティブ方式とがある。フル・アソシアティブ方式はディスクのデータブロック（記憶単位）がキャッシュメモリのどのブロックにもマッピングできるようにしたものである。またセット・アソシアティブ方式はディスク装置を論理的にいくつかの組に分け、キャッ

シュメモリのブロックも対応してセットと呼ばれる一列のグループに分けておき、分割した各々でマッピングを行なう。

発明が解決しようとする課題

前述した従来のマッピング方式で、フル・アソシアティブ方式ではアクセスされるデータがキャッシュメモリ上に存在するか否かを判定するときにはキャッシュの全ブロックまたは非常に多くのブロックを調べる必要がある。またセット・アソシアティブ方式の構成においては、アクセスされるデータがキャッシュメモリ上に存在するか否かを判定するのに、限られたブロックのみ調べればよいのでフル・アソシアティブ方式に比べ短時間で行えるが、反面ディスク装置とキャッシュメモリのセットとの対応が一度設定されると固定されてしまうため、計算機システム操作途中、使用状況によって、ディスク装置の論理的に分割された特定の領域に対してアクセスが集中するようなことが生じた場合、その領域に対応するセット以外のキャッシュメモリにはデータを格納できないた

め、高価な高速のメモリを有効に使用できないだけでなく、小量の減定されたセット分のメモリだけでは参照頻度の高いデータを十分格納しきれなくなり、キャッシュヒット率の低下を招く恐れがある。

本発明は、このような従来の問題点を解決するためになされたもので、アクセスされるデータがキャッシュメモリ上に存在するか否かを短時間に判定し、しかも限られたキャッシュメモリを効率的に使用し、高いキャッシュヒット率を維持する高性能なディスク・キャッシュ装置を提供することを目的とする。

課題を解決するための手段

本発明によるディスク・キャッシュ装置では、全体が複数のセットに区分され、かつ前記セットのそれぞれが複数のブロックに区別されたキャッシュメモリと、論理的に、前記セット数と同数の論理ボリュームに分割されたディスク装置を1台または複数台備え、前記論理ボリュームのそれぞれに対して単位時間あたり上位装置がアクセスを

要求した回数を検出するアクセス頻度検出手段と、前記ディスク装置の各論理ボリュームに、前記キャッシュメモリの各セットを一対一に割り付け、アクセスするためのセットアドレスを生成し、また前記セットと前記ボリュームとの対応情報を有し、前記アクセス頻度検出手段の検出結果より前記各論理ボリュームへのアクセスに極端な偏りが見受けられた場合、アクセス頻度の最も低い論理ボリュームに対するキャッシュメモリのセットの割り付けを停止し、該セットをアクセス頻度の最も高い論理ボリュームに割り付け、該論理ボリュームに対応するキャッシュメモリを増やすことができ、また前記各論理ボリュームに対して極端な偏りがなくアクセスが行われていることが前記アクセス頻度検出手段によって検出された場合、再び前記キャッシュメモリのセットと前記論理ボリュームを一対一に割り付けることを可能にしたセットアドレス生成手段と、このセットアドレス生成手段で生成されたセットアドレスで指定される前記キャッシュメモリの記憶位置に上位

装置から与えられるデータブロックを格納させるように制御する手段とを含むことを特徴とするディスク・キャッシュ装置である。

作用

以上のような構成によれば、計算機システム操作中、ディスク装置の各論理ボリュームへのアクセスが適度に分散していれば、セット・アソシアティブ方式の利点で目的とするデータがキャッシュメモリ上に存在するか否かを短時間で判定でき、またたとえ特定の論理ボリュームに対してのアクセスが集中あるいは減少した場合でも、該論理ボリュームに割り付けるキャッシュメモリのセットを増やしたり。あるいはキャッシュメモリの割り付けを停止するなど、自動的に調整を行い、キャッシュメモリを有効に使うことが可能で、キャッシュヒット率を低下させることもない。

実施例

以下、本発明の一実施例を説明する。本発明が適用される計算機システムを示す第1図におい

て、1000はCPU（上位装置）、2000は主記憶装置、2100は主記憶装置2000上で動作するOS、2110はOS2100に含まれるプログラム、ドライバ、3000はディスクキャッシュ装置、4000はディスク制御装置を含むディスク装置で、内部は論理的に複数のボリュームに分割されていて、各ボリュームに関する情報はOS2100が管理している。3200はディスク・キャッシュ装置3000に含まれるディスク装置4000上のデータを一時的に記憶するためのキャッシュメモリ、3100はキャッシュメモリ3200にディスク装置4000上のどのデータが入っているか記憶しているディレクトリである。なお、ディスク・キャッシュ装置3000は装置として必ずしも独立している必要はなく、入出力チャネル（入出力インターフェース）やディスク制御装置に組込むことも可能である。

次に、基本的な動作について説明する。CPU1000がディスク装置4000に対して読出し

要求をドライバ2110を使用して発行すると、ディスクキャッシュ装置3000はドライバ2110より受け取った読出し要求のアドレスを用いてディレクトリ3100を検索し、アクセスしようとしているデータがキャッシュメモリ3200に存在するか否か調べる。もし存在すれば、そこからデータを読出し、CPU1000へ転送する。もし、アクセスされたデータがキャッシュメモリ3200上に存在しなければ、そのデータを含むデータブロックを、ディスク装置4000から読出し、このブロックをキャッシュメモリ3200の適当なブロックに格納し、ディレクトリ3100を更新すると同時にCPU1000にアクセスされたデータを転送する。

逆にCPU1000がディスク装置4000に対して書込み要求を発行した場合、書込みデータをディスク装置4000に書込み、もしディスク装置4000の書込まれた場所の前のデータがキャッシュメモリ3200上に存在するとき、そのブロックを無効にする。

本発明は以上の動作において、ディスク装置上のデータブロックをキャッシュメモリのどの部分にいかに関わり付けるかに関するものであるので、ディスク・キャッシュ装置3000の内部を示す第2図を用いて詳細に説明する。

第2図において、3300はディスク装置4000への読出しまたは書込み要求により指定されるデータのアドレスを格納するアドレスレジスタ、3400はディスク装置4000の各論理ボリュームに対して単位時間あたりアクセス要求があった回数を検出するアクセス頻度検出回数、3500はアクセスするデータのアドレスとアクセス頻度検出回路3400による情報とに基づいてセットアドレスを生成するセットアドレス生成回路、3600はディスクキャッシュ装置全般の動作を制御するディスクキャッシュ制御回路、3700はディレクトリ3100の内容とアドレスレジスタ3300の内容とを比較する比較回路、3800はキャッシュメモリのブロックを、新しいデータブロックに置換えるなどの処理を行

う書換え処理回路であり、キャッシュメモリ 3200には入出力バス3900を通してディスク装置4000と接続されている。

ディスク装置の最小の記憶単位をセクタとし、その複数倍の大きさのまとまりをブロックとすると、アクセスするデータのアドレスは、ボリューム番号3310、ブロックアドレス3320、セクタアドレス3330に分解される。

キャッシュメモリ3200はセクタ単位でアドレスできるメモリで全体が複数のブロックよりなるセットに分解されていて、各セット内の同順番目のブロックの集まりをレベルとすると、キャッシュメモリ内のセクタは、セットアドレス、レベルアドレス、およびブロック内のセクタアドレスによってアクセスできる。

ディレクトリ3100はキャッシュメモリ3200内のブロックに対応したエントリを持つメモリで、キャッシュメモリ3200と同様のセット・レベルの配列をもち、各エントリにはキャッシュメモリ3200の対応するブロックに

格納されているディスク装置4000のデータブロックのアドレス（ボリューム番号、ブロックアドレス）が記憶されている。

アクセス頻度検出回路3400は所定時間中ディスク装置4000への読出し、書込みが要求される毎、アドレスレジスタ3300よりボリューム番号を読み、各論理ボリュームに対するアクセス回路をカウントし、その結果をディスクキャッシュ制御回路3600に送る。所定時間が過ぎると各カウント値は一度リセットされ、新たにカウントし始める。

セットアドレス生成回路3500は、内部にボリューム・セット対応テーブル3510をもち、ディスク装置4000の論理ボリューム番号3310を入力とし、ボリューム・セット対応テーブル3510を参照し、セットアドレスを生成する。通常キャッシュメモリ3200とディスク装置4000の各論理ボリュームは一对一に対応させておくが、前記アクセス頻度検出回路3400の情報により、ボリューム・セット対応テーブル

3510の内容の変更も行う。

次に第1図、第2図において、本発明の一実施例の動作について説明する。CPU1000により読出し要求がある場合、ドライバ2110は指定されたディスク装置4000のデータのアドレスをアドレスレジスタ3300に格納する。セットアドレス生成回路3500はアドレスレジスタ3300の内容によりセットアドレスを生成し、生成されたセットアドレスに従いディレクトリ3100内の1つのセットが選択される。比較回路3700は前記セット内のディレクトリ・エントリ内容とアドレスレジスタ3300内の内容とを一つずつレベル順に比較する。この比較動作は選択されたセット内のみで行うので短時間で処理できる。もし比較があるレベルで一致すれば、このエントリに対応するキャッシュメモリ3200のブロックに、アクセスするセクタが格納されていて、そのセットアドレスがセットアドレス生成回路3500より、また一致したレベルアドレスは比較回路より、それぞれキャッシュメモリ

3200に伝えられ、そのブロックが指定される。そしてアドレスレジスタ3300内のセクタアドレス3330によりブロック内のセクタが選択され、データがCPU1000に送られる。

もしセットのすべてのレベルで比較が一致しなければ、書換え処理回路3800により、キャッシュメモリ3200から空きブロックを取り出す。もし空きブロックが存在しないときは、公知のアルゴリズム、例えばLRU(Least Recently Used)のように、使用中のブロックの中から最後に参照された時点が最も古いブロックを使用頻度が最も低いと見なし、置換ブロックとして選択する。そしてそのブロックに相当するディレクトリ3100のエントリにアクセスしようとしているデータブロックのアドレスが書き込まれる。次に書換え処理回路3800により、選択されたキャッシュメモリ3200のブロックに、ディスク装置4000からアドレスレジスタ3300に示すアドレスのブロックが読み込まれ、同時にそのブロック内のセクタのうち、セクタアドレス

3330で指定されたセクタのデータがCPU
1000へ送られる。

以上、セット・アソシアティブ方式のディスク
キャッシュ装置の基本動作に続いて、次に本発明
の特徴であるアクセス頻度検出回路3400と
セットアドレス生成回路3500の作用につい
て、第1図、第2図とキャッシュメモリのn個の
セットをディスク装置のn個の論理ボリュームに
割り付ける例を示した第3図を用いて説明する。
計算機システム操作開始当初、ディスク装置
4000の各論理ボリュームに対するアクセスが
ほぼ平均的に分散していたと仮定すると、第3図
(a)に示すように各論理ボリュームに対して一つず
つキャッシュメモリのセットが割り付けられる
が、計算機システム操作途中、アクセス頻度検出
回路3400により、所定時間（例えば1分間）
におけるディスク装置4000内の各論理ボリュ
ームに対するアクセス回路をカウントされ、その
情報がディスク・キャッシュ制御装置3600に
送られる。ここで、もし論理ボリューム、ボリュ

ーム#0へのアクセスが集中し、アクセス回数が
所定の回数を越え、かつ最もアクセス頻度の低い
論理ボリューム、ボリューム#2とのアクセス回
数との差が基準を越えれば、ディスク・キャッシ
ュ制御回路3600は、書換え制御回路3800を
起動してボリューム#2に対応するキャッシュメ
モリのセット（セット番号2）の全ブロックのデ
ータと該ブロックに対応したディレクトリのエン
トリを無効化する。また同時に、ディスク・キャ
ッシュ制御回路3600は、セットアドレス生成
回路3500にボリューム・セット対応テーブル
3510のセット番号2に対応するボリューム番
号のエントリを2から0に変更するように指示す
る。

以上の作用により第3図(b)にしめすように、ボ
リューム#2に割り付けられていたキャッシュメ
モリのセット（セット番号2）がボリューム#0
に割り付けられるようになる。従ってボリューム
#0に対してアクセス要求があった場合、まず
ディレクトリ内のセット番号0のセットのエン

トリを検索し、アドレスレジスタの内容と一致する
エントリがなければ、次にセット番号2のセット
のエントリを検索することになる。なお論理ボ
リュームへのアクセスにおいて偏りが発生してい
るかどうかを判別する単位時間あたりの各論理ボ
リュームへのアクセス回路の基準値は、論理ボ
リュームの数やキャッシュメモリの容量、計算シ
ステムの構成等により、最高値を自由に設定で
きようになっている。

またボリューム#2に対してアクセス要求が生
じた場合、ボリューム#2に対してキャッシュメ
モリが割り付けられていないため、ディレクトリ
を検索することなく、直接ディスク装置をアクセ
スすることになるが、計算機システム操作途中、各
論理ボリュームへのアクセスが分散し、ボリュ
ーム#0へのアクセスが減り、ボリューム#2への
アクセスが増え、アクセス頻度検出回路3400
の検出結果よりボリューム#0とボリューム#2
への単位時間あたりのアクセス回数の差が基準値
以内になるか、ボリューム#0への単位時間あた

りのアクセス回数が基準値以内になった場合、上
述した同じ作用でボリューム#0に対して割り付
けられていたキャッシュメモリのセット（セット
番号2または0）が再びボリューム#2に割り付
けられ、第3図の(a)の状態になる。しかしなおボ
リューム#0に対する単位時間あたりのアクセス
回数が基準値を越え、ボリューム#0とボリュ
ーム#2に対する単位時間あたりのアクセス回数
の差は基準値内であるが、ボリューム#1に対する
アクセス頻度が最も低くなり、ボリューム#0と
の単位時間あたりのアクセス回数の差が基準値
を超えたと仮定すると、上述した同じ作用でボリュ
ーム#1に対して割り付けられていたキャッシ
ュメモリのセット（セット番号1）が、第3図(c)
に示すようにボリューム#2に割り付けられること
になり、ボリューム#1、#2ともボリューム#0
との単位時間あたりのアクセス回数の差が、基
準値を超えた場合、第3図(d)に示すようにキャ
ッシュメモリのセットが割り付けられる。

計算機システム操作中、以上のような動作を繰

り返すことにより、限られたキャッシュメモリを有効かつ効率的に使用できる。

なお上記の実施例では、セクタを記録単位としたディスクを1台接続した場合を想定して説明したが、本発明はセクタ方式以外のディスク装置に対しても適用でき、1台だけでなく複数台接続した構成も可能である。

發明の効果

本発明は以上説明したように、ディスク装置とキャッシュメモリのブロックをセットに分割し、同じセット内でマッピングを行うセット・アソシアティブ方式を採用することで、アクセスされたデータブロックがキャッシュメモリ上に存在するか否かの判定を容易にかつ短時間で行え、また計算機システム操作中に特定のディスク装置あるいはディスク装置の特定の領域に対してアクセスが集中あるいは減少する、また故障などにより使用不可能になる状況が生じて、そのディスク装置領域に割り付けられるキャッシュメモリのセットを自動的に調整することで、量に限りある高価な

高速のメモリを有効に使用でき、キャッシュヒット率も低下さずことなく維持できる効果がある。

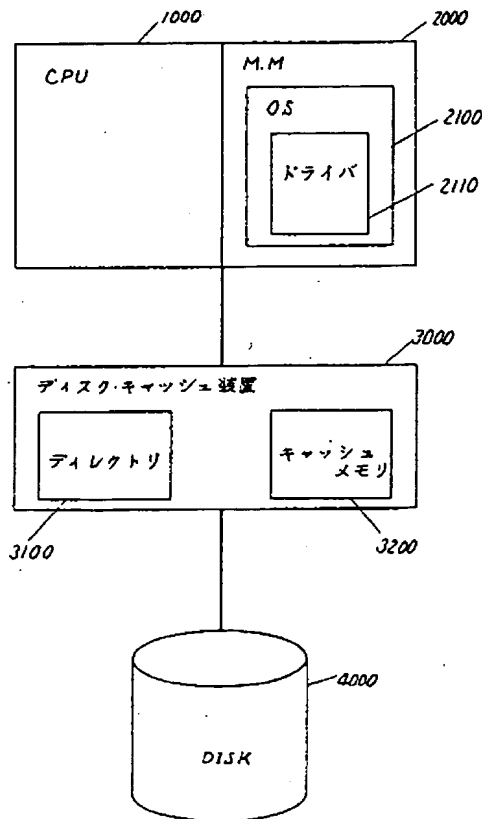
4、図面の簡単な説明

第1図は本発明の適用される計算機システムの構成図、第2図は本発明のディスク・キャッシュ装置の一構成例を示す構成ブロック図、第3図はキャッシュメモリのセットをディスク装置に割り付け動作を説明する動作説明図である。

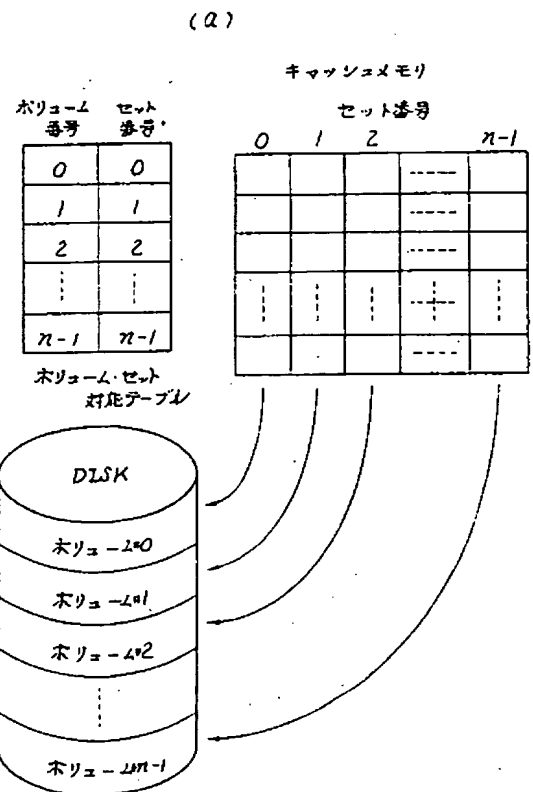
1000...CPU、2000...主記憶装置、
3000...ディスク・キャッシュ装置、3100
...ディレクトリ、3200...キャッシュメモ
リ、4000...ディスク装置、3300...ア
ドレスレジスタ、3400...アクセス頻度検出
回路、3500...セットアドレス生成回路、
3600...ディスクキャッシュ制御回路、
3700...比較回路、3800...書換え処理
回路、3900...入出力バス。

代理人の氏名 弁護士 栗野重孝 ほか 1 名

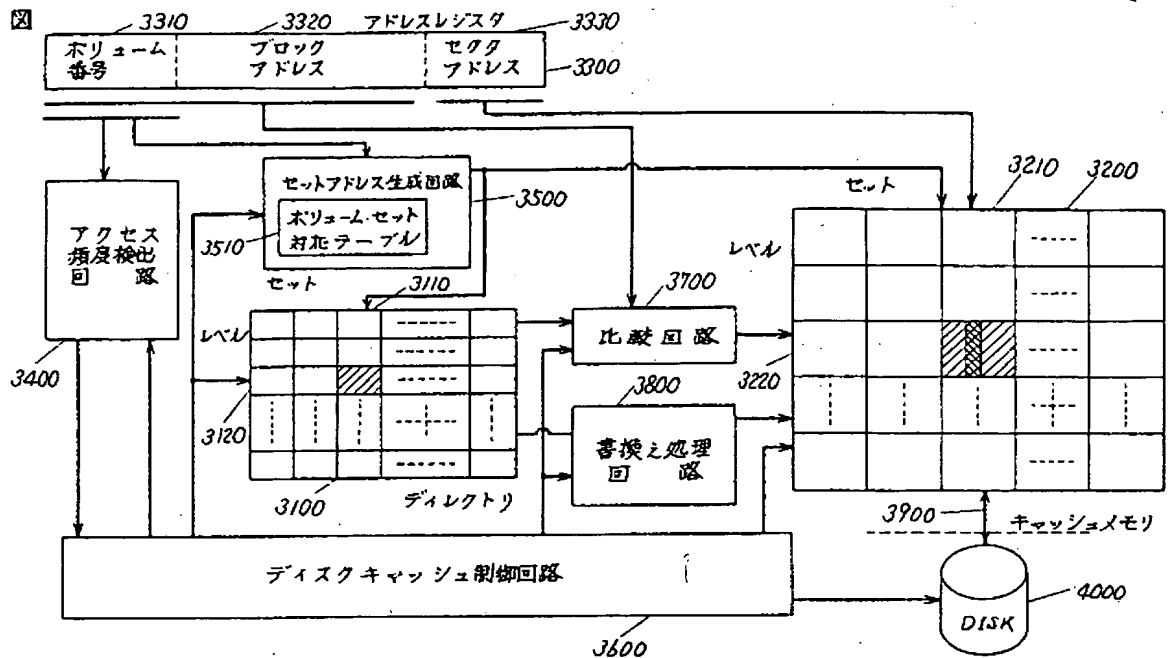
第 1 题



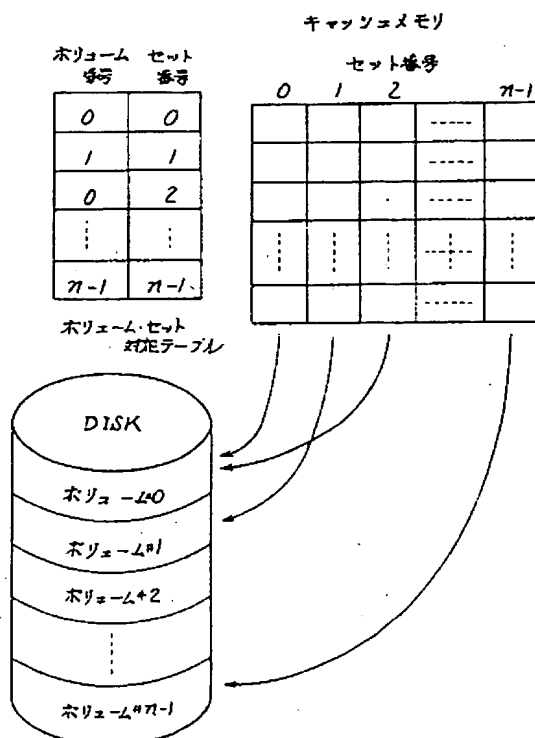
第 3 図



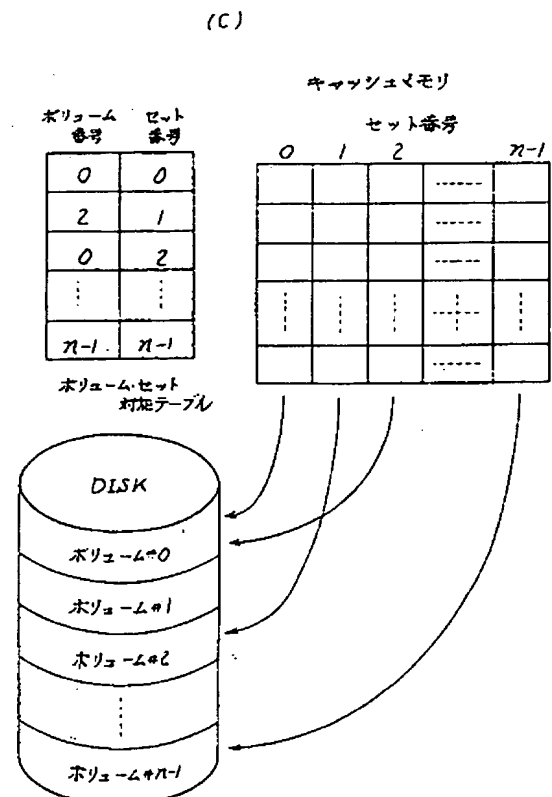
第 2 図



第 3 図



第 3 図



第 3 図

